



HAL
open science

Proposition d'une nouvelle régulation d'accès au coeur de réseau des opérateurs d'infrastructure de communication

Olivier Ferveur, Eric Gnaedinger, Francis Lepage, René Kopp

► **To cite this version:**

Olivier Ferveur, Eric Gnaedinger, Francis Lepage, René Kopp. Proposition d'une nouvelle régulation d'accès au coeur de réseau des opérateurs d'infrastructure de communication. 5ème Conférence Internationale Francophone d'Automatique, CIFA'2008, Sep 2008, Bucarest, Roumanie. pp.CDROM. hal-00343584

HAL Id: hal-00343584

<https://hal.science/hal-00343584>

Submitted on 2 Dec 2008

HAL is a multi-disciplinary open access archive for the deposit and dissemination of scientific research documents, whether they are published or not. The documents may come from teaching and research institutions in France or abroad, or from public or private research centers.

L'archive ouverte pluridisciplinaire **HAL**, est destinée au dépôt et à la diffusion de documents scientifiques de niveau recherche, publiés ou non, émanant des établissements d'enseignement et de recherche français ou étrangers, des laboratoires publics ou privés.

Proposition d'une nouvelle régulation d'accès au coeur de réseau des opérateurs d'infrastructure de communication

Olivier FERVEUR^{1,2}, Eric GNAEDINGER², Francis LEPAGE², René KOPP¹

¹TDF

1 rue Marconi, 57078 Metz Cedex 3, France

²CRAN, Nancy-Université, CNRS

Boulevard des Aiguillettes, BP 239 - F54506 Vandoeuvre Cedex

olivier.ferveur@tdf.fr, eric.gnaedinger@esstin.uhp-nancy.fr,
francis.lepage@cran.uhp-nancy.fr, rene.kopp@tdf.fr
<http://www.tdf.fr>, <http://www.cran.uhp-nancy.fr>

Résumé— Dans ce document, nous proposerons une étude de la qualité de service dans une infrastructure coeur d'un opérateur de "Whole Sell". Dans un premier temps, nous spécifierons la problématique de ce type de réseau. Puis, nous étudierons les approches mises en oeuvre et les évolutions qu'elles entraînent sur ces réseaux. Nous proposerons ensuite une nouvelle approche améliorant le système. Enfin, nous évaluerons cette approche dans le cadre d'une plate-forme de tests.

Mots-clés— Régulation TCP, Partage de la bande passante, MPLS.

I. INTRODUCTION

L'architecture Diffserv est considérée aujourd'hui comme la principale approche scalable de qualité de service. De nombreuses variantes y sont proposées afin d'améliorer sa pertinence. La plupart de ces approches se positionnent dans le cadre d'un réseau Internet. Le but final de ces approches est d'améliorer le partage des ressources en le rendant juste pour tous les utilisateurs (l'utilisateur étant le plus souvent assimilé à une connexion TCP). Avec la convergence des réseaux, de nouveaux acteurs apparaissent générant des besoins spécifiques. Nous proposerons dans ce document l'étude de ces nouveaux besoins puis nous mettrons en évidence les défauts des approches diffserv et de leurs variantes. Enfin, nous proposerons une nouvelle solution et étudierons ses performances.

II. PROBLÉMATIQUE

A. Les nouveaux acteurs de la convergence : les opérateurs de Whole Sell

Avec l'accélération de l'utilisation d'Internet, on assiste à une convergence des secteurs de la téléphonie fixe, mobile, data et télévisuel. Les réseaux supportant ces services sont historiquement séparés et leurs interactions sont centralisées par l'intermédiaire de passerelles. Cependant, une mutualisation de l'infrastructure physique est actuellement mise en oeuvre tout en conservant cette séparation protocolaire. Pour ce faire l'opérateur de cette infrastructure

(opérateur de Whole Sell) est différencié de l'opérateur de service (opérateur virtuel).

Deux objectifs antagonistes s'opposent alors : l'opérateur de "Whole-Sell" veut maximiser l'utilisation de son coeur et l'opérateur "virtuel" souhaite disposer d'un maximum de qualité pour sa bande passante tout en minimisant le coût de celle-ci. Dans ce cadre, la politique de qualité de service cible doit permettre de gérer les congestions dans le coeur du réseau, tout en minimisant les effets induits sur les extrémités.

B. Utilisation de MPLS pour une architecture de Whole Sell

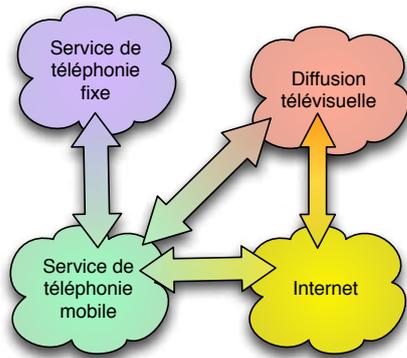
La technologie MPLS est souvent pressentie dans l'architecture de Whole Sell de part ses atouts majeurs que sont : sa capacité à fournir des tunnels point à point avec une encapsulation réduite, sa résilience et sa transparence aux données transportées. Ces tunnels constituent la base pour la mise en oeuvre de PPVPN [1], qu'ils soient de niveau 2 (VPLS [8]) ou de niveau 3 (VPRN [6]). Ils permettent également de créer des passerelles pour d'autres technologies comme par exemple ATM. La technologie MPLS apporte les outils indispensables à la convergence des anciennes architectures physiques. Les opérateurs de whole-sell mettent donc souvent en place les PPVPNs comme offre de services aux opérateurs virtuels. Ceux-ci sont alors utilisateurs du VPN et n'ont alors aucune connaissance de la technologie MPLS présente dans le réseau sous-jacent.

C. Hypothèse d'étude

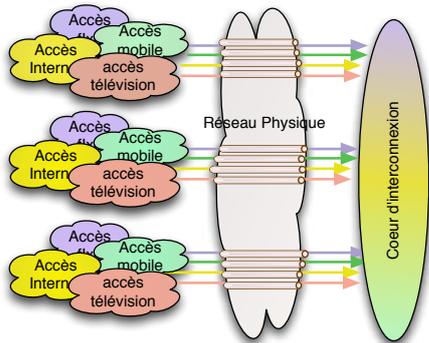
Dans ce contexte, nous nous focaliserons sur l'étude des mécanismes de régulation permettant une répartition optimisée de la bande passante entre les différents opérateurs virtuels.

Nous baserons donc nos travaux sur les hypothèses suivantes :

- tous les flux des opérateurs virtuels seront encapsulés dans des PPVPN,



(a) Interconnexion logique



(b) Mise en oeuvre pratique

Fig. 1. Principe du WholeSelling

- l'ensemble des PPVPN sera réalisé à l'aide la technologie MPLS,
- le provisioning des liaisons a déjà été effectué. Les contrats avec les opérateurs virtuels sont définis avec une bande passante minimale et maximale,
- toutes nos modifications seront effectuées dans le réseau à la charge de l'opérateur de Whole-sell.

Enfin, nous mettrons un oeuvre une optimisation afin d'utiliser le maximum de la bande passante de l'opérateur de whole-sell au profit d'un partage plus équitable entre chaque contrat.

III. EVOLUTIONS DES SYSTÈMES DE RÉGULATION

A. Les mécanismes de la régulation de trafic

Historiquement, la régulation de la bande passante dans les réseaux IP est reportée aux extrémités. Dans la pratique, seules les connexions TCP présentes sur les extrémités vont s'auto-limiter pour permettre à l'ensemble du réseau de bien se comporter. Pour optimiser cette approche, de nombreuses modifications peuvent être apportées à cette auto-régulation.

Des mécanismes de coeur viennent s'ajouter à cette régulation. Par exemple, le mécanisme RED [3] supprime des paquets aléatoirement dans la file d'attente d'un noeud si celle-ci dépasse un seuil de remplissage. En rejetant un paquet TCP, il force la régulation de la connexion à la baisse. D'autres mécanismes agissent plus subtilement, la configuration d'un buffer dans le coeur peut entraîner

une augmentation de la latence et par conséquent une augmentation du RTT pour TCP ; ce qui là encore réduit le débit de connexion. L'approche Diffserv [2] est un mécanisme connu qui permet de modifier la gestion de la bande passante. Cette approche agit indirectement sur la régulation produite par TCP. En effet, la mise en place d'une gestion de priorité entraîne nécessairement un allongement des délais de transit dans les noeuds.

B. L'approche Système Service Allocation

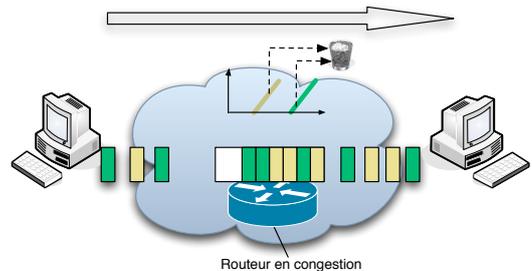


Fig. 2. Principe du système Service Allocation

Une des évolutions les plus intéressantes réside probablement dans le système Service Allocation [4]. Il repose sur des coloriers situés en accès du réseau qui séparent le trafic TCP en 3 couleurs (vert, jaune, rouge). Les paquets de couleur rouge ne sont généralement pas admis dans le réseau et ceux de couleurs verte et jaune sont transmis dans le coeur avec des marqueurs de qualité de service différents. Les différents flux sont transportés dans les routeurs de coeur de réseau par le biais d'un seul et même buffer. Cependant, la buffering est soumise à plusieurs systèmes RED. Chaque RED affecté à une couleur dispose d'un paramétrage différent fixant leur propre seuil de drop. Comparé aux systèmes à plusieurs buffers, chacun dédié à une qualité, l'intérêt de ce système réside dans le fait qu'il n'entraîne aucun désordonnement. De nombreuses études [5], [11] ont démontré toutefois que ce système ne respecte que partiellement la problématique de régulation de la bande passante. En effet, il essaie de garantir un minimum de bande passante à chaque utilisateur. Or si la première couleur est en saturation le système ne peut pas garantir ce minimum (nécessité d'un provisioning adapté). Ces études mettent également en évidence l'aspect non équitable du partage entre les connexions. Cependant, ce système reste intéressant car il ne propose pas un nouveau mécanisme de coeur pour la gestion de la bande passante mais repose plutôt sur un assemblage de mécanismes existants.

C. L'approche Système ECN

L'approche ECN [10] va encore plus loin dans une vision bout en bout. En effet, elle consiste à modifier le comportement de TCP par le biais du transport d'une information de congestion. Lors d'une congestion, les routeurs du coeur de réseau modifient à la volée le champs CE des paquets. Le récepteur prend alors en compte cette information et la renvoie par l'intermédiaire de paquets ACK avec un champ ECN-ECHO. Cette approche a donc

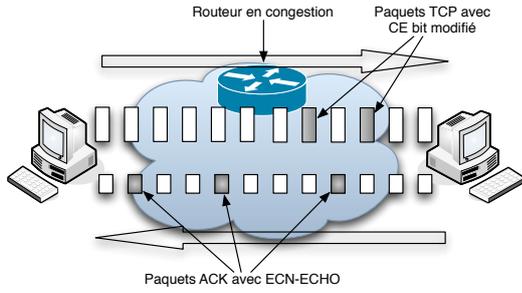


Fig. 3. Principe du système ECN

conceptuellement un intérêt majeur : elle rapproche explicitement les mécanismes de régulation de coeur et d'accès. Par contre, elle nécessite une modification de la pile TCP des équipements terminaux. L'approche MBA [9] se situe également dans cette mouvance en proposant un système de métrologie qui viendrait apporter les informations à TCP par le biais d'un protocole de signalisation.

IV. PROPOSITION D'UN SYSTÈME DE RÉGULATION : TDCN (TUNNELING DIFFERENTIATION BY CONGESTION NOTIFICATION)

A. Principe de la boucle de régulation

Notre nouvelle régulation doit s'effectuer tunnel par tunnel. Afin de contrôler le débit de chaque client (opérateur virtuel) des mécanismes régulant l'entrée des trafics dans les tunnels seront mis en place. Afin d'effectuer cette régulation, il est nécessaire de mettre en place une signalisation de la notification de congestion. Cette signalisation sera effectuée tunnel par tunnel grâce au protocole de distribution de label (RSVP-TE, LDP,...). L'ajout de cette information de congestion au protocole de signalisation s'effectue sans trafic supplémentaire. Seuls les messages de maintien de la signalisation sont utilisés. La périodicité de ces messages entraîne un retour d'information de l'ordre de la centaine de millisecondes pour le mécanisme de régulation. Cette nouvelle régulation vient donc s'ajouter à la régulation déjà effectuée par TCP qui réagit dans des délais de l'ordre de la dizaine de millisecondes (RTT de la connexion).

Nous montrerons par la suite que c'est justement cette double régulation qui permet au système de converger vers un système plus équitable pour les opérateurs virtuels.

B. Fonctionnement du régulateur d'accès

Comme indiqué précédemment, ce régulateur est donc situé en amont des tunnels MPLS nécessaires au service rendu aux opérateurs virtuels. Afin de le réaliser, nous avons utilisé un mécanisme TRTCM [7] présent dans la littérature provenant de l'approche Service Allocation. Nous avons ensuite procédé à une modification de ce TRTCM afin de prendre en compte les informations de congestion du réseau. Un TRTCM étant construit avec deux seaux à jetons (ou "token bucket"), nous avons modifié dynamiquement le débit des jetons du second token bucket appelé généralement PIR (le débit de jeton du premier leaky bucket étant appelé CIR) (fig. 5).

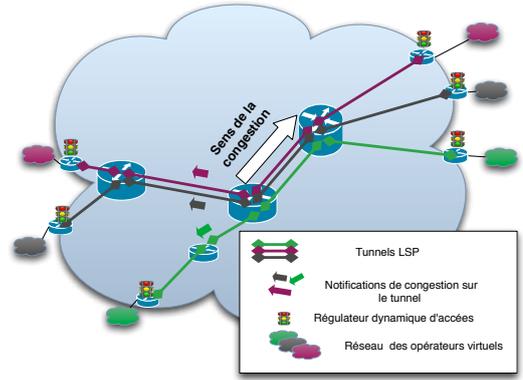


Fig. 4. Principe du TDCN

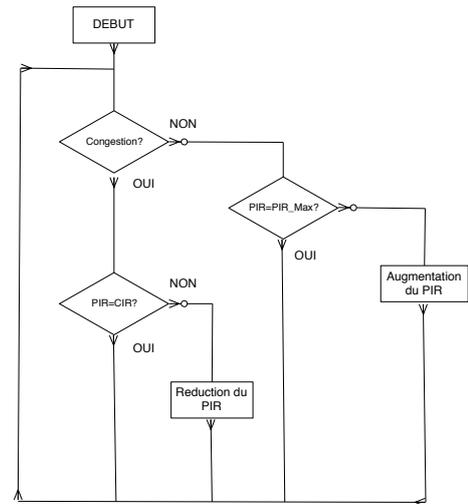


Fig. 5. Algorithme du régulateur

La définition de l'algorithme choisissant la valeur d'augmentation et de diminution du PIR influe donc sur le résultat. Afin de respecter notre critère de partage équitable entre les opérateurs virtuels, nous avons choisi d'ajuster la valeur du PIR fonction du ratio CIR/PIR. Nous avons également rajouté un coefficient d'accélération de convergence (exemple :équations (1) et (2)).

$$INC_{PIR} = \frac{PIR}{CIR} * 100 + (INC_{succesif})^2 \quad (1)$$

$$DEC_{PIR} = \frac{CIR}{PIR} * 1000 + (DEC_{succesif})^2 \quad (2)$$

V. TESTBED COMPARANT LES ARCHITECTURES

A. Objectif

L'objectif principal de notre étude repose sur la possibilité de donner une garantie partielle à un opérateur virtuel. Nous effectuons un focus sur la classe Assured Forwarding (AF) censée pouvoir répondre à cette problématique. Pour étudier les performances de notre approche, nous nous basons sur une maquette incluant un système de métrologie. Nous comparons la politique de qualité de service Service Allocation et notre proposition d'asservissement TDCN.

B. Présentation du testbed

La maquette se compose de trois routeurs. Un point de congestion est créé sur le routeur central afin de simuler une congestion de coeur de réseau. Afin de réaliser cette congestion, nous effectuons une limitation du débit d'émission sur l'interface de sortie du routeur de coeur.

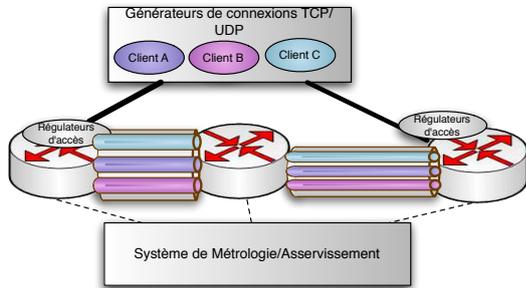


Fig. 6. Schéma du testbed

L'ensemble des trafics est encapsulé dans des VPN de niveau 2 (VPLS). Les flux clients sont régulés indépendamment les uns des autres sur les routeurs d'accès. Le marquage est réalisé au sein du paquet MPLS (le champ EXP). La simulation des flux clients est effectuée à l'aide de générateurs de trafic capables d'émuler de multiples transits TCP et UDP (équipements Agilent).

Nous avons configuré le système Service Allocation avec deux RED (5/70/100 et 75/100/100). Nous avons utilisé des colorieurs TRTCM à l'accès. Les couleurs verte et jaune sont transmises sur le réseau avec deux tags comme préconisé par le système. Les paquets de couleur rouge sont eux rejetés en accès.

C. Emulation du système TDCN

Afin de simuler la détection et le transport des informations de congestion, nous avons développé un programme threader sur un serveur contrôlant toutes les 300ms l'état des interfaces des routeurs au travers d'un réseau de management dédié. En parallèle, d'autres threads simulent le fonctionnement des régulateurs dynamiques présents sur chaque tunnel en allant contrôler une variable partagée avec le thread de contrôle de congestion. La reconfiguration des nouvelles valeurs de PIR est alors faite directement grâce au protocole SNMP.

D. Protocole de tests

La séquence de test consiste à mettre en concurrence trois clients dans trois VPN différents. Chaque client dispose d'un ensemble de connexions TCP. En plus de ces flux TCP, un flux UDP est généré en CBR sur 10Mb/s pour chaque client. Sur ces flux UDP des mesures de latence et de pertes sont effectuées. Le nombre de connexions TCP d'un client est maintenu par le système d'émulation qui une fois un transfert terminé en relance un nouveau. Plusieurs séries de tests ont été réalisées avec des téléchargements de fichiers de tailles variables allant de 1kilo-octets à 5 méga-octets.

Nos scénarios de tests ont notamment pour objectif de vérifier que le processus de régulation ne perturbe pas le

fonctionnement de TCP. Ces jeux mettent bien en évidence les défauts du système Service Allocation ainsi que les améliorations apportées par le système TDCN. Nous ne prétendons pas qu'il soit représentatif d'un flux client réel. Tous les clients peuvent monter à 80Mb/s en PIR, la limitation en coeur étant effectuée également à 80Mb/s. La séquence de démarrage est décrite dans le schéma 7.

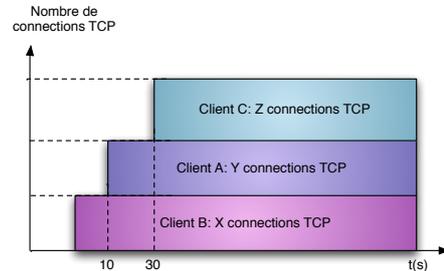
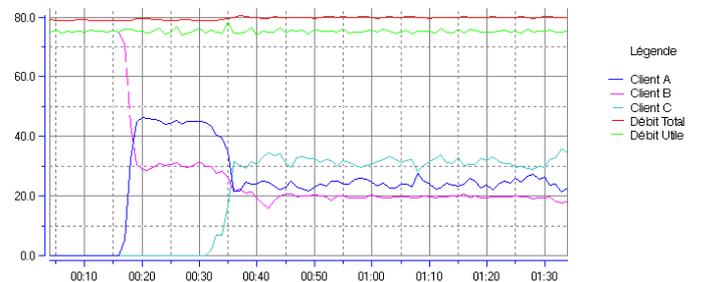


Fig. 7. Séquence des connexions

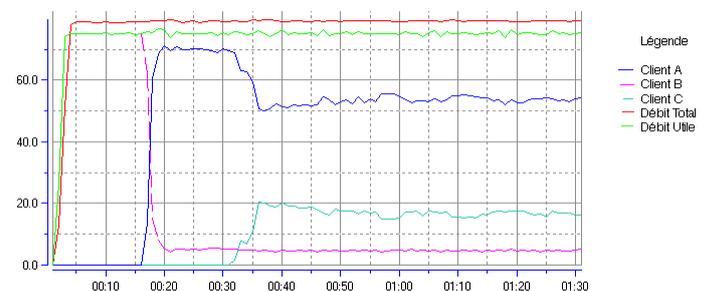
Ces tests permettent d'analyser la répartition de la bande passante non garantie en fonction du CIR et du nombre de connexions TCP par tunnel.

VI. RÉSULTATS

A. Observations sur le système Service Allocation



(a) TCP (A=B=C=30), CIR (B=20, A=C=10)



(b) TCP (A=50, B=3, C=10), CIR (B=20, A=C=10)

Fig. 8. Système Service Allocation

Le graphique (a) de la figure 8 montre une phase stable une fois les trois clients démarrés. Durant cette phase, on remarque que les trois clients ne disposent pas de la même bande passante. Ce jeu de tests met donc en évidence le fait que le partage entre les connexions n'est pas équitable, alors que la configuration identique des clients A et C le laissait entendre. Le graphique (b) montre là encore une phase stabilisée. Cependant le client disposant du plus grand nombre de connexions TCP prend la majeure partie

de la bande passante écrasant complètement le client ne disposant que de trois connexions. Ce jeu montre bien que le partage est directement lié au nombre de connexions TCP des clients et le CIR ne permet en aucun cas de respecter un contrat minimum.

B. Observations sur le système TDCN

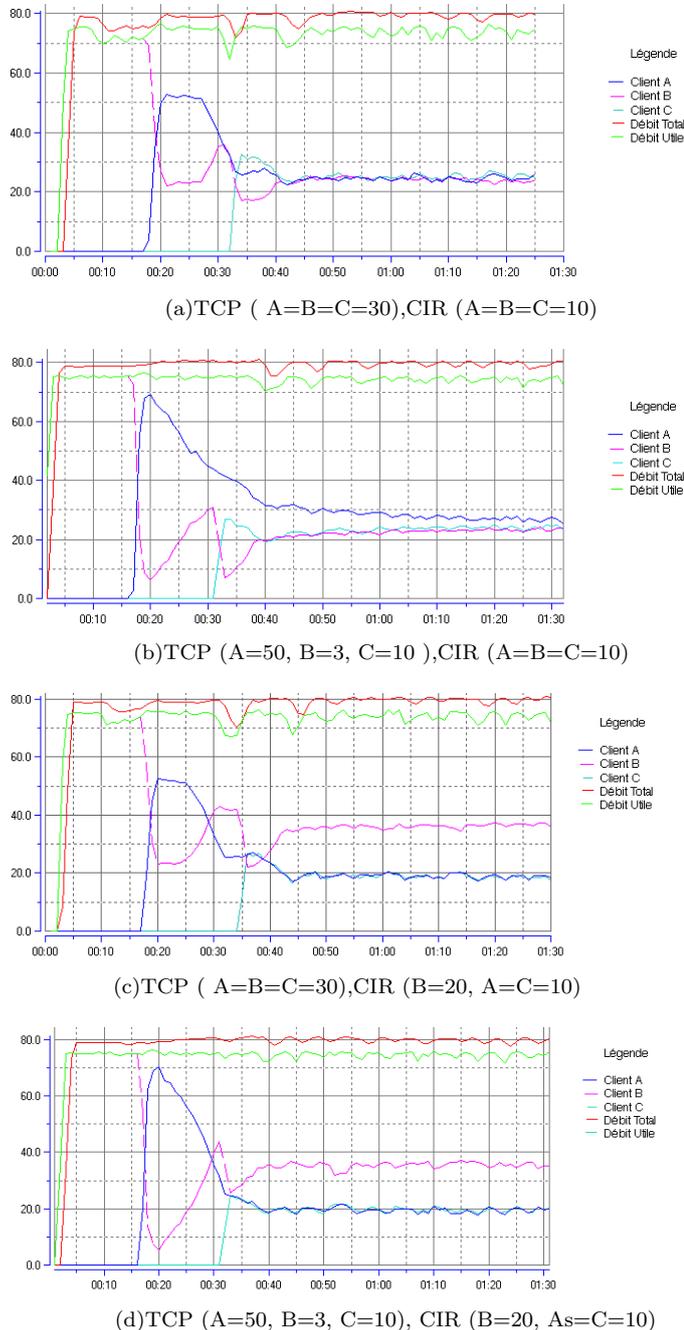


Fig. 9. Système TDCN

Les graphiques (a) et (b) de la figure 9 montrent également une phase stabilisée, cependant une nouvelle phase de transition apparait. On peut effectuer deux observations majeures :

- D'une part la phase stabilisée donne une équité parfaite entre les trois clients et ce sans considération du nombre de connexions TCP,
- d'autre part la phase de transition possède une durée

qui varie en fonction de cette disparité du nombre de connexions TCP.

Les graphiques (c) et (d) ont été effectués sur les mêmes bases que les des deux premiers graphiques mais le client B a reçu un CIR supérieur. Les courbes montrent alors la même phase transitoire et une même phase stabilisée. Cependant, la phase stabilisée montre que le client B reçoit plus de bande passante que les clients A et C. Ce système permet donc d'une part de fournir un meilleur respect d'un contrat minimum et d'autre part de réaliser un partage hiérarchisé pour le partage entre les tunnels.

VII. CONCLUSION

Cette étude montre bien par le biais notamment du test-bed l'intérêt de l'approche TDCN pour une problématique de Whole-Sell. En effet, elle permet un meilleur contrôle de la bande passante par l'opérateur technique. L'importance de la régulation TCP s'en trouve réduite à des phases de transitions. Cette approche autorise une mise en concurrence équitable de clients disposant d'une forte disparité TCP. Comparé à l'approche ECN, notre système repose sur une régulation isolée de l'algorithme TCP et ne nécessite aucune modification protocolaire en dehors du domaine de l'opérateur de Whole Sell.

De nombreux travaux reste encore à effectuer notamment sur les algorithmes de régulation dynamique. En effet, nos observations ont montré que les délais de convergence pouvaient fortement varier en fonction des profils de flux clients. Nous poursuivons actuellement nos travaux pour trouver les ajustements et optimisations nécessaires.

RÉFÉRENCES

- [1] L. Andersson and T. Madsen. Provider Provisioned Virtual Private Network (VPN) Terminology. RFC 4026 (Informational), March 2005.
- [2] S. Blake, D. Black, M. Carlson, E. Davies, Z. Wang, and W. Weiss. An Architecture for Differentiated Service. RFC 2475 (Informational), December 1998. Updated by RFC 3260.
- [3] B. Braden, D. Clark, J. Crowcroft, B. Davie, S. Deering, D. Estrin, S. Floyd, V. Jacobson, G. Minshall, C. Partridge, L. Peterson, K. Ramakrishnan, S. Shenker, J. Wroclawski, and L. Zhang. Recommendations on Queue Management and Congestion Avoidance in the Internet. RFC 2309 (Informational), April 1998.
- [4] Clark D. and Wroclawski J. *An Approach to Service Allocation in the Internet*. IETF Draft Report, Massachusetts Institute of Technology, July 1997.
- [5] J. de Rezende. Assured service evaluation. In *IEEE Globecom'99, Rio de Janeiro, Brazil*, December 1999.
- [6] B. Gleeson, A. Lin, J. Heinanen, G. Armitage, and A. Malis. A Framework for IP Based Virtual Private Networks. RFC 2764 (Informational), February 2000.
- [7] J. Heinanen and R. Guerin. A Two Rate Three Color Marker. RFC 2698 (Informational), September 1999.
- [8] M. Lasserre and V. Kompella. Virtual Private LAN Service (VPLS) Using Label Distribution Protocol (LDP) Signaling. RFC 4762 (Proposed Standard), January 2007.
- [9] Nicolas Larrieu Philippe Owezarski. *Un mécanisme de controle de congestion orienté mesures pour une QoS robuste dans l'Internet*. 4ème conférence sur la Sécurité et les Architectures Réseau (SAR 2005), May 2005.
- [10] K. Ramakrishnan, S. Floyd, and D. Black. The Addition of Explicit Congestion Notification (ECN) to IP. RFC 3168 (Proposed Standard), September 2001.
- [11] N. Seddigh, B. Nandy, and P. Pieda. *Bandwidth Assurance Issues for TCP Flows in a Differentiated Services Network*. IEEE Globecom'99, Rio de Janeiro, Brazil, 1999.